

⑫ 公開特許公報(A)

昭63-132530

⑮ Int. Cl.⁴

識別記号

庁内整理番号

⑯ 公開 昭和63年(1988)6月4日

H 03 M 7/40

6832-5J

審査請求 未請求 発明の数 2 (全10頁)

⑰ 発明の名称 ビットレート低減方法および装置

⑱ 特 願 昭62-228698

⑲ 出 願 昭62(1987)9月14日

優先権主張

⑳ 1986年9月13日㉑ 西ドイツ(DE)㉒ P3631252.5

㉓ 1986年11月8日㉔ 西ドイツ(DE)㉕ P3638127.6

㉖ 1987年5月23日㉗ 西ドイツ(DE)㉘ P3717399.5

⑳ 発 明 者

ベーター・フォーゲル

ドイツ連邦共和国ダイーパースドルフ・ヴェームレート
シュトラッセ 7アー

㉑ 出 願 人

エヌ・ヴェー・フィリ
ップス・グリユイラン
ペンファブリーケンオランダ国アイントホーフエン・グロエネヴアウトゼヴェ
ーク 1

㉒ 代 理 人

弁理士 矢野 敏雄

外1名

明 細 書

1 発明の名称

ビットレート低減方法および装置

2 特許請求の範囲

1. 一連のデジタル表示信号値から成り、最も頻繁に表われる1つの信号値Aを中断されない部分列の形で含む信号の符号化に際してビットレートを低減する方法において、

信号値Aの中断されていない、長さ0、1、2-の各部分列と該部分列の次に続く信号値またはこの部分列に先行する信号値とを合せたものに1つのハフマン符号語を割当て対応付ける

ことを特徴とする、ビットレート低減方法。

2. 当該信号列が予め定められた長さを上回り、かつ/または後続のまたは先行する信号値が予め定められた値を上回ったときに、信号値Aの各中断されていない部分列には該部分列に続く信号値またはこの部分列に先行する信号値と共に、同じハフマン符号語を対応付け

る特許請求の範囲第1項記載のビットレート低減方法。

3. 信号値Aの部分列が先行するまたは後続の信号値と合わせて予め定められた長さを上回ったとき、当該の値列全体を、夫々予め定められた値を下回る長さの断片に分解し、各断片に1つのハフマン符号語を対応付ける特許請求の範囲第1項または第2項記載のビットレート低減方法。

4. 信号が係数の列であり、該係数の列は、ビデオ信号の画素のブロックごとの余弦変換とそれに続く量子化により形成され、信号値Aは値ゼロである特許請求の範囲第1項から第3項までのうちのいずれかに記載のビットレート低減方法。

5. 同じ長さの複数ブロックにて標量化された信号の場合、ブロックの最後のハフマン符号語を伝送しないことがどのような得失を有するかをチェックし、得のほうが優るときに前記ハフマンコード語を伝送せず、次に同じテ

エックをこの最後のハフマン符号語に先行するハフマン符号語でも繰返す特許請求の範囲第1項記載のビットレート伝送方法。

6. チェックされたハフマン符号語を、所属の信号値Aの部分列の長さが後続の信号値の絶対値に依存する限界値を上回るときには伝送しない特許請求の範囲第5項記載のビットレート低減方法。
7. 信号が係数の列であり、該係数の列は、ビデオ信号の画素のブロックごとの余弦変換とそれにくみ量子化により形成され、信号値Aは値ゼロであり、さらに、チェックされたハフマン符号語を、所属のゼロの部分列の長さがより大きく且つ後続の信号値の絶対値がゼロではない最小可能値であるときには伝送しない特許請求の範囲第6項記載のビットレート低減方法。
8. ハフマン符号語が、ゼロの列に続く係数またはゼロの列に先行する係数の極性に依存せず、極性は別個のビットにより符号化する特

条件が満たされていないときに第2出力側(A2)から1つのパルスを送出し、該比較回路(K)の第2出力側(A2)のパルスを用いて前記カウンタ(Z)がリセットされ且つメモリ(PROM)の出力側に生じた符号語が中間記憶装置(FF)に転送されることを特徴とするビットレート低減装置。

10. 係数の絶対値だけがメモリ(PROM)のアドレス入力側と比較回路(K)とに供給され、係数の極性ビットは別個の心線を介して回路装置出力側(A)に導びかれる特許請求の範囲第9項記載のビットレート低減装置。
5. 発明の詳細な説明
- 発明の関連する技術分野

本発明は、一連のデジタル表示信号値から成り、最も頻繁に表われる1つの信号値Aを中断されない部分列の形で含む信号の符号化に際してビットレートを低減する方法および装置に関する。

従来技術

特許請求の範囲第4項または第7項記載のビットレート低減方法。

9. 一連のデジタル表示信号値から成り、最も頻繁に表われる信号値Aを中断されない信号列の形で含む信号の符号化に際してビットレートを低減する装置において、2進符号化された係数が所定の遅延を伴つてメモリ(PROM)のアドレス入力側と比較回路(K)の第1入力側(E1)とに供給され、カウンタ(Z)が設けられており、該カウンタの2進符号化計数状態が前記メモリ(PROM)の別のアドレス入力側ならびに前記比較回路(K)の第2入力側(E2)に供給され、前記比較回路(K)は第1入力側(E1)に値ゼロの係数が加わり且つ計数状態が前記比較回路(K)の記憶素子に記憶されている値を上回っていないときに、前記比較回路の第1出力側(A1)から前記カウンタ(Z)に1つの計数パルスを送出し、さらに前記比較回路(K)は、前記の計数パルスを送出するための

Wen-Hslung Chen および William K. Pratt の論文(Chen, Wen-Hslung and Pratt, William K.; Scene Adaptive Coder. IEEE Transactions on Communications, Vol. Com-32, No. 3, March 1984, P. 225-232)に、十分な品質を維持しながらできるだけ小さなビットレートでビデオ画像を伝送するためのビデオ信号符号化方式が記述されている。この符号化は複数のステップに分けて行なわれる。まず、ビデオ画像の同じ大きさの断片、つまり画像信号の標本化値から成るブロックに対して離散的余弦変換が行なわれる。この変換は、特別な形の面状フーリエ変換である。変換によつて元の信号ブロックから新たな数値(係数)のブロックが生じる。この係数ブロックの特徴は、その要素の大部分、従つて係数の大部分がゼロかまたはほぼゼロに近いことである。続いて係数を量子化すると、要素のほとんどの部分がゼロになる。従つてこれ

にハフマン符号化を施せば相当なビットレート
の低減ができる。上記論文の著者は、ビットレ
ートをさらに低減するために次の措置をとつて
いる。つまり、係数は中間信号の中に連続して
含まれている。この中間信号の中に頻繁に現わ
れる連続したゼロの列をハフマン符号化のため
に利用しているのである。

公知のようにハフマン符号化では、符号化す
べき信号の統計的性質を利用し、符号語の長さ
が異ならされている。上記の事例で言えば、最
初に中間信号中で1, 2, 3等の同じ長さ(ラ
ンレンダス)のゼロの列がどのような頻度で出
現するか調べる。そして最も出現頻度の高いゼ
ロの列に最も短い符号語を割当てる。次に出現
頻度の高い列には2番目に短い符号語を割当て、
以下同じようにする。

発明の解決すべき問題点

上記論文では、中間信号を符号化するために
2つのハフマン符号の表を使用している。第1
の表からは、ゼロと異なる量子化係数の符号化

列の次に続く信号値またはこの部分列に先行す
る信号値とを合わせたものに1つのハフマンコ
ード語を割当て対応付けるのである。

実施例

次に、図面を参照しながら実施例について本
発明を詳しく説明する。

以下の例において、符号化すべき信号列は前
述の中間信号であり、この信号はビデオ画像ブ
ロックごとに符号化する時に生じる。従つて、
最初に述べた信号値は係数ブロックの係数ない
し要素であり、信号値Aの値は0である。なぜ
なら、信号値Aは中間信号中で最も出現頻度の
高い連続した信号列だからである。

本発明によれば連続したゼロの列の出現、お
よびこの信号列に続く係数の出現は、符号化す
べき1つの事象と見なされる。この場合に重要
なのは、0と異なる係数の前にゼロが現われな
いこと(つまり長さ0の信号列の出現)も、符
号化すべき事象として取扱われることである。

個々の事象は、ビデオ信号中に特徴的な頻度

法が分る。このような係数に対してはその絶対
値だけが符号化される。絶対値の等しい係数は
同じ頻度で出現するからである。正負符号は特
別なビットによつて伝達される。第2の表はラ
ンレンダスの符号化法を示している。従つて復
号の際には、1つの表の符号語を他の表の符号
語と区別するために、符号化ランレンダスの隣
別符号としてランレンダスプレフィクス(
runlength prefix)と呼ばれる特別な符号語
を使用する。

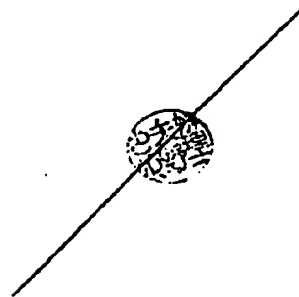
発明の目的

本発明の課題は、最初で述べた特徴を有する
信号、つまり特別な場合には画像の符号化時に
生じる中間信号を含む信号に対し、公知のもの
よりもさらにビットレートを低減できる符号化
方法を提供することである。

問題点を解決するための手段

本発明によれば、この課題は次のようにして
解決される。すなわち信号値Aの中断されてい
ない、長さ0, 1, 2...の各部分列と該部分

で現われる。例えばある測定例によれば、絶対
値0の係数の先行する信号列が長いほど、絶対
値の小さい係数の出現頻度は絶対値の大きな係
数よりも高くなる。



<表1>

L	≥9	B								
		1	2	3	4	5	6	7	8	≥9
	9	1253	85	5	4	0	0	0	0	0
	8	252	16	1	1	1	0	1	0	0
	7	316	35	6	0	1	0	0	0	0
	6	389	35	5	0	0	0	0	0	0
	5	516	65	12	3	3	1	2	0	1
	4	567	94	29	9	1	2	1	0	0
	3	791	118	29	11	2	2	1	0	0
	2	1095	216	54	22	9	3	0	1	2
	1	1788	510	176	77	28	20	8	8	16
	0	3635	1379	635	302	164	96	57	37	173

表1の枠の内に出現頻度ではなく割当てられたコード語を記入すれば、符号化のための2次元の表ができる。表1の事象については、それは示さない。当業者なら、そのような符号化のための表を作るとは容易だからである。付言すれば、 $L \geq 9$ または $B \geq 9$ の事象の場合は、ハフマン符号の後に最大11個のビットを付加する。受信機はこのビットによつてLないしBの大きさに関する情報を得る。

上述した符号化のための2次元の表を用いてビデオ信号を符号化すれば、前述の公知の符号化法に対してさらに12%ビットレートを低減できる。

このようなビットレートの低減が行なえるのは、例えば、ゼロが3つ連続しその後絶対値2の係数が続く事象の出現確率が、ゼロが3つ続く確率と係数が絶対値2を有する確率との積とは異なるからである。

より正確には、表1の制限が必要である。上述の説明から分るように、表1に従つて符号化

表1は、ビデオ信号を余弦変換し続いて量子化する場合について、上述した事象の出現頻度分布を示している。表1の個々の枠は、連続したゼロの列の長さLおよびそれに続く量子化係数Bの絶対値によつて規定される1つの事象に対応している。この場合、絶対値Bはゼロを除く自然数であり、長さLはゼロを含む自然数である。この表は無限に大きくなることはなく、Bが9以上の事象はすべて1つの事象にまとめられている。Lが9以上の事象についても同様である。

枠内の数値は、それに対応する事象が約150000個の信号値から成る量子化ビデオ信号中に出現する頻度を示している。ハフマン符号がどのように割当てられるかは、表を見れば明らかである。例えば、 $L=0$ 、 $B=1$ の事象には最も短いコード語が割当てられる。 $L=1$ 、 $B=1$ の事象は次に短いコード語である。他の事象にも同様にしてハフマン符号の割当てが行なわれる。

すべき事象の数を制限するにはゼロの列の長さが8より大きい場合に、後続する係数の絶対値の大きさが等しいすべてのゼロの列を1つの事象と見なせばよい。

同様に、後続する係数の絶対値Bが8より大きい場合、長さが等しいすべてのゼロの列は1つの事象と見なされる。

表1から分るように、以上述べた事象は比較的まれな事象であり、比較的長いハフマン符号語で符号化される。復号を行なう受信機は、情報損失なしでゼロの列の正確な長さまたは係数の正確な絶対値を知らねばならない。そのため、前述のようにハフマン符号語に付加符号語を接続させ、受信機は正確な長さLまたは絶対値B、もしくはその両方をこの符号語から知ることができる。

ハフマン符号語および付加情報によつて、明確な内容が符号化される。このような組合わせのビットの数は、信号の統計的性質に応じて決まる。従つてこのような組合わせもハフマ

ン符号語と呼ばれる。この組合わせを全体として受信機ないし復号器に送れば、それによつて表わされる内容を受信側で一意的に検知できる。

以上のように規定されたハフマン符号語の長さは最大で30ビットである。最大16ビット長の符号語を処理する場合、特別な装置は不要であり、例えば16ビットマイクロプロセッサで可能である。従つて、特定の事象を部分事象に分解し、すべての事象、部分事象を最大16ビットの符号語で符号化できるようにすれば、上述の方法をさらに改良できる。次に、この分解のやり方を説明する。

まず、 $L=L_m$ 個のゼロの列とそれに続く $B=B_m$ の絶対値を有する係数から成る事象を符号化する時に、この事象を (L_m, B_m) で表わすことにする。今までの説明とは異なり $B_m=0$ でもよい。実際に現われる事象 (L_m, B_m) の2次元の多様な集合体は、係数の絶対値に限りがあるので有限であるが、その数は非常に大きい。そのため、使用するハフマン符号語の数

や長さも大きくなる。ここで、符号化すべき事象の断片を減らすために、例えば16個のゼロの部分列とそれに続く絶対値7の係数を、断片に分解する。第1の断片は連続する16個のゼロの列、第2の断片は連続する3個のゼロの列、第3の断片はゼロ個のゼロの列とそれに続く絶対値7の係数である。これらの断片は部分事象と見なされ、ハフマン符号語によつて符号化される。これらの断片の長さは、以下で述べる所定値より短くする

<表Ⅰ>

L	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10
15	5	9	16								
14	16	8	16								
13	16	8	11								
12	16	8	11								
11	16	8	11								
10	16	8	11	16							
9	16	7	10	16	16						
8	16	7	10	12	16			x			
7	16	7	10	12	16						
6	16	7	9	12	16						
5	16	6	9	11	12	16					
4	16	6	8	11	12	16					
3	16	6	8	10	11	12	16				
2	16	5	7	9	10	11	12	16	16		
1	16	5	6	7	9	10	10	11	12		
0	10	4	5	6	7	7	8	9	9	16	16
	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10

表Ⅰを用いて、事象の分解について具体的に説明する。この表の水平方向には係数の絶対値 B ($B=0$ の場合も含む) が示されている。縦軸は連続するゼロの長さ L ($L=0$ を含む) である。

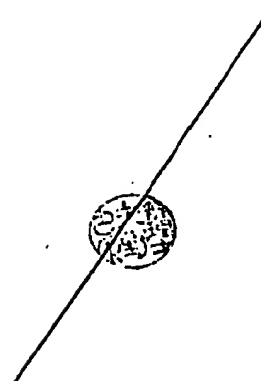
表の個々の枠には事象 (L_m, B_m) つまり L_m 個のゼロと絶対値 B_m の係数から成る事象に対応している。例えば事象 $(0, 3)$ は、絶対値3の係数とその前の長さ0の列を表わし、同時にこの事象の前に絶対値0の係数が存在しないことを意味している。信号内で孤立したゼロは事象 $(0, 0)$ で表わされる。また $(3, B_m)$ 等の表示は、連続する3つのゼロとその後の絶対値 B_m の係数から成る事象を示している。絶対値 B_m の値はゼロでもよいので、事象 $(3, 0)$ は連続する4つのゼロを表わすことになる。

表Ⅰの中に太線が描きこまれ、それによつて各事象に対応する枠が2つに分けられている。太線より左の部分は今述べている方法で符号化

可能な事象であり、右側の部分は不可能な部分である。信号値の断片、つまり符号化可能な事象の最大長は16である。この長さは事象(0, 15), (1, 15), (2, 15)に相当する。符号化可能な他のすべての事象は、それよりも短い信号断片に対応する。符号化可能な事象と不可能な事象の分割は、全く恣意的に行なわれるわけではない。最も出現頻度の高い事象は符号化可能でなければならない。符号化不可能な事象は、符号化可能な事象に分解される。表Ⅲに×で示した符号化不可能な事象(8, 7)は、例えば事象(0, 7)と(7, 0)に分解される。分解の方法はたくさんあるが、今述べた「事象軸上への投影」が最も簡単である。

符号化可能な事象に対応する枠の中に示した数値は、事象を符号化する時のハフマン符号語の長さ、つまりビット数である。この他にハフマン符号語は、係数の正負符号、さらに場合によつては絶対値Bの大きさに関する情報も含んでいる。どの符号語も16ビットより長くない。

を
ハフマン符号語形成する場合は、絶対値が13より大きい係数が生じないようにする。



番号	B	L	符号語	長さ (ビット)	インデックス
1	1	0	11	2	2
2	1	0	010s	4	4
3	1	1	1000s	5	5
4	1	1	1001s	5	5
5	2	0	1010s	5	5
6	0	15	10110	6	6
7	1	3	10111s	6	6
8	1	4	01100s	6	6
9	1	5	01101s	6	6
10	2	1	01110s	6	6
11	3	0	01111s	6	6
12	1	6	001000s	7	7
13	1	7	001001s	7	7
14	1	8	001010s	7	7
15	1	9	001011s	7	7
16	2	2	001100s	7	7
17	2	1	001101s	7	7
18	4	0	001110s	7	7
19	5	0	001111s	7	7
20	1	10	0001000s	8	8
21	1	11	0001001s	8	8
22	1	12	0001010s	8	8
23	1	13	0001011s	8	8
24	1	14	0001100s	8	8
25	2	3	0001101s	8	8
26	2	4	0001110s	8	8
27	6	0	0001111s	8	8
28	1	15	00001000s	9	9
29	2	5	00001001s	9	9
30	3	2	00001010s	9	9
31	4	1	00001011s	9	9
32	7	0	00001100s	9	9
33	8	0	00001101s	9	9
34	2	6	00001110s	9	9
35	2	7	000001000s	10	10
36	2	6	000001001s	10	10
37	2	9	000001010s	10	10
38	3	3	000001011s	10	10
39	4	2	000001100s	10	10
40	5	1	000001101s	10	10
41	6	1	000001110s	10	10
42	0	0	000001111	10	10
43	2	10	0000011110s	11	11
44	3	4	0000001000s	11	11

番号	B	L	符号語	長さ
45	3	5	0000001001s	11
46	4	3	0000001010s	11
47	5	2	0000001011s	11
48	7	1	0000001100s	11
49	2	11	0000001101s	11
50	2	12	0000001110s	11
51	2	13	0000001111s	11
52	3	6	0000001000s	12
53	3	7	0000001001s	12
54	3	8	0000001010s	12
55	4	4	0000001011s	12
56	4	5	0000001100s	12
57	5	3	0000001101s	12
58	6	2	0000001110s	12
59	6	1	0000001111s	12
60	9	0	00001111s+++++	16
61	0	1	000000010000--	16
62	0	2	000000010001--	16
63	0	3	000000010010--	16
64	0	4	000000010011--	16
65	0	5	000000010100--	16
66	0	6	000000010101--	16
67	0	7	000000010110--	16
68	0	8	000000010111--	16
69	0	9	000000010200--	16
70	0	10	0000000101001--	16
71	0	11	0000000101010--	16
72	0	12	0000000101011--	16
73	0	13	0000000101100--	16
74	0	14	0000000101101--	16
75	2	14	0000000101110s-	16
76	2	15	0000000101111s-	16
77	3	9	0000000110000s-	16
78	3	10	0000000110001s-	16
79	4	6	0000000110010s-	16
80	4	7	0000000110011s-	16
81	4	8	0000000110100s-	16
82	4	9	0000000110101s-	16
83	5	4	0000000110110s-	16
84	5	5	0000000110111s-	16
85	6	3	0000000111000s-	16
86	7	2	0000000111001s-	16
87	8	2	0000000111010s-	16

表Ⅲは、使用されるハフマン(Huffman)符号語の正確な構造を示す。第1の符号語は、ブロック終端を標示するための符号化された信号値(エンド・オブ・ブロック信号)である。この符号語は伝送の際、係数ブロックに所属する最後の符号語の次に続く。表Ⅲの第1欄には連続番号が示され、第2欄には係数の絶対値Bが示され、第3欄にはゼロ列の長さLが示されている。2つのデータL, Bが、表Ⅱに示した符号化可能な事象の「座標」を成している。表Ⅲの第4欄には符号語がビットの形で示されている。ビットsは極性ビットを意味し、「-」が示された桁位置は意味をもたず、「+」が示された桁位置には、符号化された係数の絶対値が、8より大きいときに限って挿入される。最後の欄にはハフマン符号語の長さ(長さ)が示されている。

ビットレートを更に低減するための手がかりは、例示のように、符号化すべき信号が幾つかのブロックに構成されているという事実から得

られる。既に示したように、1つの係数ブロックの係数は次に続くブロックの係数から、1つのエンド・オブ・ブロック信号によつて互いに分類されている。このエンド・オブ・ブロック信号も1つの符号語に変換することができる。(表Ⅲ参照)他方1つのブロックの係数の列は、次のような形式のm個の(符号化可能な)事象の列に、ないしは対応する符号語の列に分解される。

(L1, B1)

(L2, B2)

(Lm, Bm)

(1)

事象の数mの大きさは、係数の特殊な値に依存している。例えば或る係数ブロックが全体で83個のゼロと後続する絶対値1の係数とから成るとき、この係数ブロックは単に1つの事象すなわち(83, 1)に、あるいは複数の符号化可能な表Ⅲのような事象に分解される。つまり、いくつかの符号化可能な事象に1つの係数プロッ

クが分解されるかは、予め決められないので、このような理由からだけでも個々のブロックを1つのエンド・オブ・ブロック信号によつて互いに分離しなければならない。受信側で、伝送されたハフマン符号語は再び事象に逆変換され、この事象が1つの係数の列に変換される。受信機によつて、1つの係数ブロックに例えば8個の係数が所属することは予めわかっている。

更に説明を行うに際し理解を容易にするために、 4×4 ブロック即ち1つのブロックが合計16個の要素を含むものと前提する。1つのブロックに所属のすべてのデータは、次に続くブロックのデータから、1つのエンド・オブ・ブロック記号により区分されている。このエンド・オブ・ブロック信号ないし対応する符号語は符号化すべき信号の、事象への分解の対象からは除外される。

例えば1つのブロックの一連の係数が10進法で次のような形を有するとすれば、

xx 4005000050000001 xx (2)

先ず、受信機によつて最後の事象、つまり方式(3)の(8, 1)の受信がどのような重みを有するかがチェックされる。画像を符号化する場合に次のような一般的経験則が明らかになっている。つまり、8個より多くのゼロから成る列を有する事象の伝送を行なうことは、それに続く係数の値が小さければ小さいほど益々有利(得)でなくなる。経験により確かめられている法則により、チェックされた $L=8$, $B=1$ である事象は伝送すべきでないと定められているので、この最後の事象の伝送が行なわれない。そのとき先行の事象(4, 5)が同じ基準に従つてチェックされる。方式(2)の例において、このときこのブロックに対するチェックは終了する。すなわち事象(4, 5)ないし所属のハフマン符号語は伝送されなければならないからである。

ハフマン符号語の受信機側での復号化の後に、方式(2)のブロックのすべての係数が、伝送されていない事象に属する係数を除いて再び得られ

このブロックは方式(1)によつて次のような事象に分解される。即ち:

(0, 4)

(2, 5)

(4, 5)

(8, 1)

(3)

1つのブロックの係数列を方式(1)または(3)に従つて事象に分解できるようにするため、係数は更に処理を行う前に中間記憶される。方式(2)における係数の時間的順序および方式(1)および(3)の事象の時間的順序は、それらの表記入順序(欧州式表記入方向を前提とする)に相応する。例えば方式(2)の記号xxは先行するブロックのエンド・オブ・ブロック記号と当該ブロックのエンド・オブ・ブロック記号とを表わしている。

方式(2)中の0とは異なる係数はすべて正であり、最小単位、すなわち1の整数倍として示されている。方式(3)からわかるように、事象(8, 1)が最後の事象である。事象に割当てられるハフマン符号語は示していない。

この伝送されていない事象はブロックの最後の係数に所属するので、受信側では係数全体の数が16になるまで、復号化された係数に絶対値0の係数が付加される。

図は、係数の列を符号化可能な事象に簡単に分解する回路装置(原理回路図)を示す。クロック信号供給と2進値の論理結合の詳細については例示していない。なぜならこの種のことは当業者にとつて設計事項にすぎないからである。図示第2図の回路では、絶対値がゼロである係数の連続した部分列とそれに続く係数とから成る事象が符号化される。符号化すべき信号において中断されない部分列の長さLが所定の長さ(ランレンダス) L_{max} を上回ると、所属の事象が符号化不可能とみなされ、符号化可能な事象に分解される。後続の係数の絶対値に依存しない最大長 L_{max} が予め固定的に定められているので、係数の遅延ないし中間記憶は必要ない。

係数は入力側Eから多重線路eを介してアドレス制御可能なメモリPROMのアドレス入力側

と比較回路Kの第1入力側E1とに直列式で供給される。多重線路eは、係数の2進化に必要なビットと同じ数の心線を有している。メモリPROM中に符号化表が記憶されている。

比較器Kの第2入力側E2には(多重線路fを介して)カウンタZの状態が供給される。多重線路fは同時にメモリPROMの別のアドレス入力側にも接続されている。

入力側E1にゼロとは異なる係数が加わっているものと仮定する。この場合、比較回路Kは出力側A2に1つのパルスを送出し、このパルスはカウンタZのリセット入力側Rとフリップフロップ回路FFのクロック入力側に供給される。このパルスを用いて、カウンタは状態ゼロにリセットされ、メモリPROMの出力側に加わる符号語はビット並列式でフリップフロップ回路FFに転送される。図の回路の出力側Aから符号語を取出すことができる。出力側Aに現われる符号語は最終的なハフマン符号語ではない。というのは、この符号語はすべて同じ長さを有

するからである。同じ長さの符号語を、そのような長さの異なるものに変換するため、およびその逆の変換を行うためには、(後者の変換は受信側で必要である)ドイツ連邦共和国特許第3510902号明細書、同第3510901号明細書、同第3632682号明細書に記載の技術を用いるとよい。

入力側E1にゼロが加わると、比較回路Kは別の出力側A1に係数パルスを送出し、この係数パルスはカウンタZのクロック入力側C1に加わり、カウンタはその計数状態を1単位上昇させる。比較回路Kは実際の計数状態を連続的に大きさLmaxと比較する。この大きさLmaxは図示していないメモリに記憶されている。計数状態が値Lmaxに達すると、更に計数パルスを送出するのが中断される。その代りに、リセットパルスないし転送パルスが出力側Aに送出される。

図の回路において、完全な係数——つまりはその極性も——が処理される。1つの変形例に

いて、係数の極性は別個の心線を介して回路装置の出力側Aに導びかれるようにし、比較回路Kによる比較およびプログラム可能なメモリPROMによる符号語の決定のためには用いないようにすることもできる。

発明の効果

本発明によれば、従来例に比べてビットレートをやっと大きく低減することができる。

4 図面の簡単な説明

図は本発明によるビデオ信号符号化を行なう装置の実施例のブロック図である。

K…比較回路、Z…カウンタ、PROM…メモリ、FF…フリップフロップ回路。

代理人 弁理士 矢野 敏 雄



